

English Abstract for Published Japanese Translation No. Hei 06-507289
of PCT International Publication

Publication Date: August 11, 1994

Application No.: Hei 05-506617

Filing Date: October 2, 1992

Date of Submission of Japanese Translation: June 4, 1993

International Application No.: PCT / EP92 / 02292

International Publication No.: WO93 / 07694

International Publication Date: April 15, 1993

Priority No.: 91/12257

Priority Date: October 4, 1991

Priority County: France (FR)

Designated Countries: JP, US

Applicant: France Telecom; 6, place d'Alleray, F-75015 Paris (FR)

Inventors: Zein Al Abedeen, Tarif (FR); 32, route de Bougainville, F-31400

Toulouse (FR). Maral, Gérard (FR); 18, lot. de Balandre, F-31120 Goyrans (FR).

Seret, Dominique (FR); 148, allée de la Clairière, F-91190 Gif-sur-Yvette (FR).

Tondriaux, Marc (FR); 4, place des Charmes, F-31320 Castanet (FR).

Title of the Invention: Method for integrated services satellite network resource allocation by advance reservation

Abstract: The present invention relates to a method for allocating a resource in a periodic frame of an asynchronous digital satellite network to each cell burst of sporadic connections transmitted by earth stations. A resource allocation request, such as for a time slice in a data sub-frame of the frame, is transmitted by the earth station to a central network management station at the start of burst reception and therefore well before the earth station has received the whole burst from one of a plurality of user stations. Each of the resource allocation requests relating to the bursts of a connection is granted since the request contains no information on the burst. Connection request acceptance or rejection is decided according to an algorithm which prevents network overload and performance collapse.

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公表特許公報 (A)

(11) 特許出願公表番号

特表平6-507289

第7部門第3区分

(43) 公表日 平成6年(1994)8月11日

(51) Int.Cl.³

識別記号

庁内整理番号

F I

H 0 4 L 12/20

H 0 4 B 7/212

H 0 4 L 12/56

8529-5K

H 0 4 L 11/ 20

1 0 2 G

8226-5K

H 0 4 B 7/ 15

C

審査請求 未請求 予備審査請求 未請求(全 15 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願平5-506617
(86) (22) 出願日 平成4年(1992)10月2日
(85) 翻訳文提出日 平成5年(1993)6月4日
(86) 国際出願番号 PCT/EP92/02292
(87) 国際公開番号 WO93/07694
(87) 国際公開日 平成5年(1993)4月15日
(31) 優先権主張番号 91/12257
(32) 優先日 1991年10月4日
(33) 優先権主張国 フランス (FR)
(81) 指定国 J P, U S

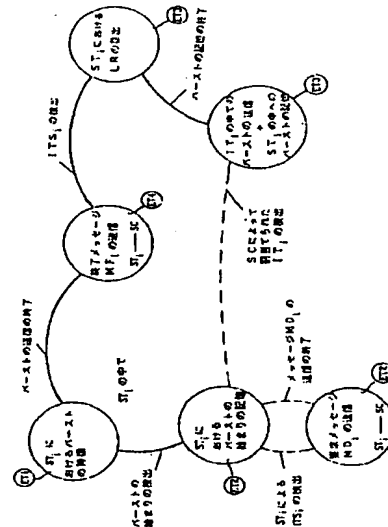
(71) 出願人 フランス テレコム
フランス国, 75015 パリ, プラス
ダ
ルレイ 6番地
(72) 発明者 ゼイン アル アベディーン タリフ
フランス国, 31400 トゥールス, ルー
ト ドゥ ブーゲンヴィル 32番地
(72) 発明者 マラル ジェラル
フランス国, 31120 ギイラン, ロ デ
ュ バランドラ 18番地
(74) 代理人 弁理士 山本 恵一

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 統合サービス衛星通信網における、予想に基づく予約によるリソース割当の方法

(57) 【要約】 (修正有)

本発明は、非同期衛星デジタル通信網の周期的フレームの中で、地上局から送信される散発的な接続のセルの各バーストにリソースを割り当てるための方法に関わる。バーストの受信が開始されると直ちに、従って、地上局がユーザー局の一つから来るバーストを完全に受信し終えないうちに、当該フレームのデータサブフレームの中の時間間隔のようなリソースの割当を求める要求が、地上局からネットワークの中央管理局へ送信される。一つの接続のバーストに関係するリソース割当要求の各々が満足されるが、それは、要求には当該バーストに関する情報がまったく含まれていないからである。ある接続要求を許可するか、または拒否するかは、ネットワークの過負荷とネットワークの性能の崩壊を回避するアルゴリズムに応じて決められる。



請求の範囲

(1) - 非同同期系列衛星無線通信網 (SA) における中央局 (SC) による地上局 (ST_i) へのリソース割当方法で、

地上局はそれぞれの散発的な接続の実行中にユーザー局 (SU_i) から送信されるデータセルのバーストを受信し、当該バーストは時分割多元接続 (AMRT) の周期的フレーム (T_i) のデータサブフレーム (STD_i) の中で送信され、散発的な接続 (COM_i) は当該接続の実行中に送信すべきバーストの平均長さ (L_m)、散発性、および最大通信量 (D_{max}) により定義され、一つのバーストを完全に受信し終えた地上局 (ST_i) はそのバーストの長さを含む終了メッセージ (MR_i, MF_i) を周期的フレーム (T_i) の信号サブフレーム (STS_i) の中で中央局 (SC) へ向けて送信して、データサブフレーム (STD_i) の中で当該バーストに割り当てられていたリソースを当該地上局による当該バースト全体の送信が終わった時に解放してやるようにする方法は、

- ある地上局 (ST_i) から信号サブフレーム (STS_i) の中で散発的な接続の要求 (DC_i) が来ると、確立すべき、与えられた新たな散発的な接続 (COM_i) の許可または拒否を決定すること、この決定はあるアルゴリズムに応じて行われるが、このアルゴリズムにおいてはバーストの平均長さと散発性は所定の定数

(CMR_{req}) を計算すること、および上記の積 (CMR_{req}) が散発的な接続に使用できる総容量 (C₀) より小さい時は当該接続要求 (DC_i) を許可することからなることを特徴とする、請求の範囲1に記載の方法。

(3) - 地上局により上記のネットワークを通して、定通信量 (D) の接続が確立される方法において、定通信量の接続要求のための上記のアルゴリズムは、使用できる総容量 (C₀) から定通信量 (D) を引いて、散発的な接続に使用できる第二の容量 (C') を確定すること、実行中の散発的な接続について上記の積 (CMR_{req}) を計算すること、および使用できる第二の容量 (C') より上記の積 (CMR_{req}) が小さい時は定通信量の接続要求を許可することからなることを特徴とする、請求の範囲2に記載の方法。

(4) - 上記の所定の定数 (L_{max}, SP_{max}) が、それぞれ、全ての接続のバースト平均長さ (L_m) と散発性 (SP_i) の上限 (L_{max}, SP_{max}) に等しいことを特徴とする、請求の範囲1から請求の範囲3のいずれかに記載の方法。

(L_{max}, SP_{max}) と見なされ、また、このアルゴリズムは実行中の各接続と与えられた当該接続の二進法最大通信量と二進法平均通信量に依存し、与えられた散発的な当該接続に関する二進法最大通信量 (D_{max}) と二進法平均通信量 (D_{avg}) が当該接続要求 (DC_i) の中に含まれていること。

- 散発的な接続の要求が許可されると、与えられた接続の各バーストの、地上局での受信の開始および記憶の開始に回答して、当該地上局 (ST_i) から中央局 (SC) へ向けて、信号サブフレーム (STS_i) の中でリソース割当要求 (MD_i) を送信すること、および

- 地上局がバーストの記憶を続けながら当該バーストの送信を開始できるように、データサブフレームの中の時間間隔が空き次第、中央局が、データサブフレーム (STD_i) の中の時間間隔 (IT_i) の形で当該バーストに対するリソースを予想により予約することを特徴とする方法。

(2) - 散発的な当該接続要求 (DC_i) について、アルゴリズムは、実行中の散発的な接続および与えられた当該接続 (COM_i) について、特に散発的な接続の定数と二進法最大通信量 (D_{max}) の関数として、等価の負荷係数 (RA_{max}) を計算すること、散発的な接続の平均通信量 (D_{avg}) の和 (SOM) を計算すること、上記の和 (SOM) と上記の等価の負荷係数 (RA_{max}) の積

明 細 書

統合サービス衛星通信網における、予想に基づく予約によるリソース割当の方法

本発明は、一般的に非同同期系列技術 ATM (非同同期伝送モード) を利用する衛星無線通信網のためのリソースの管理に関わる。

“狭帯域”統合サービスデジタル網により提供されるサービスの導入の後、ネットワークの立案者は、更に性能の良いネットワークを中期的に実現する必要性を予感していた。この必要性は次の配慮に基づくものであった： “狭帯域”デジタル網では、既存の或いは“未来の”無線通信サービスの完全な統合を許可できない。既存のデジタル網は、非常に高通信量のデータ通信、非常に散発的な性格のトラフィック流量を発生させるサービス、或いは、より長期的には、ビデオ通信に関する要求を十分に満足させることができない。このため、デジタル技術、高通信量、および様々な型の通信の運用の柔軟さ、という3つの要求に応えるために、非同同期系列技術 ATM が推奨されてきた。

CCITTにより定義された、“広帯域”統合サービスデジタル網 (RNIS-LB) の開発のための国際戦略は、3つの基本原理の上に立つ：

- “セル”、または“パケット”とも呼ばれる情報

伝送の単位、これは、ネットワークの全ての構成機構、即ち、端末、多重化器、および交換機により処理される基本要素である。典型的には一つのATMセルは53オクテットを含み、内48オクテットは情報送信に、5オクテットは当該セルのネットワーク内での仕分けに当てられる。

— ネットワークの各種の機構による、セルの非同期処理、および

— 接続モード技術：あらゆる情報伝送に先立ち通信が確立されていなければならない。ネットワークのノードを通してのセルの送信のために確保されるノードは、ネットワークM、25に似た型の“仮想回路”モードである。

回路モードは“狭帯域”統合サービスデジタル網の主要成分でもあるが、回路モードを用いた古典的なネットワークは、リソース管理の問題の全体を、ネットワークの中に呼を受け入れることで解決する：ひとたび呼が確立されると、決められた通信量のリソースがユーザーに予約される。勿論、成る程の通信の非常に散発的な性格に起因する送信機構の過剰利用という明白な理由のために、回路モードはRNIS-LB網にはよまわしくないであろう。

ATM技術は、これと反対に、パケットモード通信、つまり待機ファイルの働きを基礎にしている。しかしながら、古典的なパケットによるネットワークの飽和管理

に通常利用される技術の場合と異なり、通信量が約百メガビット/秒にも達しうる広帯域網については、ネットワークの過剰な利用はネットワークのノード間のトラフィックの少しずつの管理は考えられない。これらの管理機構は送信時間をかなり損ねるので、無効であることが証明される。一つの解決法は問題を逆からみることである：もしネットワークの飽和管理できないのなら（送信時間の劣化）、ネットワークへの接続の要求があった時にリソースを割り当てる機構によって飽和を回避するべきである。しかし、この前提条件は、予約するリソースの、サービスに応じた評価を強いる：定通信量または可変通信量の一つのサービス要求に対して予約するリソースを決めることは容易であるが、散発性の高い複数のサービスに対して予約するリソースを定義することは難しい。

ユーザー・ソースが呼の確立の要求を発信する時、この要求は宛て先のアドレスだけでなく要求に付随するトラフィックを送信するのに必要な容量も含んでいなければならない。この要求は、ネットワークの中を、ノードからノードへ、仕分けアルゴリズムで決められた道を運ばれる。呼が受け入れられるのは、ユーザー・ソースと宛て先の間に少なくとも1本の道があり、この道のノード間の結線がユーザーが必要とする送信容量を満足させるだけの容量を有している場合である。ここで問題が提起される：非常に散発的な流量のトラフィックを運ぶた

めには、どのような通信容量が必要とされるか？

ネットワークの容量の完全な双方向使用は、接続が相互間で作用し合うのであらゆる応答を困難にする。

広帯域デジタル網の実現のために既存の電話網のインフラストラクチャを改良することは、中期的には予想できない。理由は特に財政的な配慮にあり、地上の広帯域デジタル網の実現のために利用する機構は大規模だからである。この制約を切り抜けるための、より柔軟でより安価である適切な解決法は、広帯域衛星通信網を使用することである。しかしながら、この場合は衛星チャンネルへの接続について、同様の条件で、リソースの管理の問題が残る。

1本の衛星チャンネルの複数局間での時分割は、主として次の二つの技術によって考えられてきた：

— リソースを双方向使用することを目的とした任意の技術。但し、電話サービスなどの会話サービスに規定された限界を大幅に上回るセルについては、必然的に送信の遅れの変動を伴う。および

— 予約による接続の技術。

この後者の技術では、接続が同期化による時間間隔の“割込”を暗黙裡にもたらす任意の接続技術の場合と違って、フレームが周期的に通信に割り当てられる。AMRT（時分割多元接続）の原理を採用し、TDM A予約プロトコルにおいて使用されるフレームのフォーマットが図2に示される。フレームT、は一つのデータサブフ

レームSTD、と一つの信号サブフレームSTS、に分けられる。サブフレームSTD、とSTS、は、それぞれ、データの送信と、リソース割当要求/リソース割当応答のメッセージの送信に当てられる。

ある種の実施例では、サブフレームSTS、の長さは通信容量に応じて変えられる。リソース割当要求を出すある地上局ST、について、TDM A予約プロトコルは、地上局ST、がユーザー局の散発的な性格のサービスにより生成されたセルのバーストを完全に受信した後に信号サブフレームSTS、内に割り当てられた間隔ITS、の中で予約メッセージを送信すること、からなる。地上局から来る全ての予約メッセージを受信する中央局SCが、使用できる十分な送信容量がある時は当該地上局ST、に必要容量を割り当てる。このTDM A予約プロトコルは、信号サブフレームSTS、によって中央局SCに正確な割当要求に関する情報を与えるのに有利だが、それは、地上局がバーストを完全に受信した後でしか要求を発信しない、つまりバーストの長さを考慮に入れた上で要求を発信するからである。しかしながら、この、セルのバーストの全体を蓄積してから割当要求を発信することからなる“蓄積交換”管理は、非常に長いバーストを引き起こすサービスについては満足のいくものではない。この種の管理はある種のサービス（画像バンクの検索）については受容できないほどの送信の遅れを引き起こすからである。

本発明は上記の不都合を是正することを目的とし、更に特定すると、散発的接続のバーストについて、地上局がこのバーストを完全に受信し終える前に信号サブフレームの中でリソース割当要求を送信することによって、リソース割当に必要な時間を短縮する方法を供給することを目的とする。その場合、その接続の各バーストについて、リソース割当要求は、地上局における当該バーストの完全な受信に先立って地上局から中央局へ送信される。すると、接続のバーストのそれぞれの長さについてはいかなる情報も割当要求の中で送信することができないので、本発明は接続の確立を許可するかまたは拒否するかを選択的に決めるアルゴリズムを用意する。その場合、接続が許可されると、この接続のバーストに関係するリソース割当要求はトラフィックがどうであろうと次々に満足される。

このために、非同同期系列衛星無線通信網における中央局による地上局へのリソース割当方法で、地上局はそれぞれの散発的な接続の実行中にユーザー局から送信されるデータセルのバーストを受信し、当該バーストは時分割多元接続の周期的フレームのデータサブフレームの中で送信され、散発的な接続は当該接続の実行中に送信すべきバーストの平均長さ、散発性、および最大通信量により定義され、一つのバーストを完全に受信し終えた地上局はそのバーストの長さを含む終了メッセージを周期的フレームの信号サブフレームの中で中央局へ向け

て送信して、データサブフレームの中で当該バーストに割り当てられていたリソースを当該地上局による当該バースト全体の送信が終わった時に解放してやるようにする方法は、

— ある地上局から信号サブフレームの中で散発的な接続の要求が来ると、確立すべき、与えられた接続の許可または拒否を決定すること。この決定はあるアルゴリズムに応じて行われるが、このアルゴリズムにおいてはバーストの平均長さと散発性は所定の定数と見なされ、また、このアルゴリズムは実行中の各接続と与えられた当該接続の二進法最大通信量と二進法平均通信量に依存し、与えられた散発的な当該接続に関する二進法最大通信量と二進法平均通信量が当該接続要求の中に含まれていること、

— 散発的な接続の要求が許可されると、与えられた接続の各バーストの、地上局での受信の開始および記憶の開始に依存して、当該地上局から中央局へ向け、信号サブフレームの中でリソース割当要求を送信すること、および

— 地上局がバーストの記憶を続けながら当該バーストの送信を開始できるように、データサブフレームの中の時間間隔が空き次第、中央局が、データサブフレームの中の時間間隔の形で当該バーストに対するリソースを予想により予約すること、を特徴とする。

本発明の特徴の一つによると、散発的な当該接続要求

について、アルゴリズムは、実行中の散発的な接続および与えられた当該接続について、特に散発的接続の定数と二進法最大通信量の関数として、等価の負荷係数を計算すること、散発的接続の平均通信量の和を計算すること、上記の和と上記の等価の負荷係数の積を計算すること、および上記の積が散発的接続に使用できる総容量より小さい時は当該接続要求を許可することからなる。

本発明は、また、ネットワーク内のユーザー局間に定通信量の接続が確立されるようにもする。その場合、定通信量の接続のためのアルゴリズムは、使用できる総容量から定通信量を引いて、散発的接続に使用できる第二の容量を確定すること、実行中の散発的接続について上記の積を計算すること、および使用できる第二の容量より上記の積が小さい時は定通信量の接続要求を許可することからなる。

本発明の他の利点と特徴は、対応する付録の図を参照しながら行われる本発明の好ましい実施例についての以下の記述を読むと一層はっきりするだろう。図において：

— 図1Aおよび1Bは、それぞれ、広帯域衛星通信網およびこのネットワークの散発的通信の時系列表現を示す；

— 図2は、従来の技術による、AMRT（時分割多元接続）モードを利用するTDM A予約プロトコルにおいて使用されるフレームのフォーマットを示す；

図3は、TDM A予約プロトコルの状態のダイヤグラムである；

— 図4は、本発明のリソース割当方法の状態のダイヤグラムである；

— 図5A、5B、および5Cは、信号の交換の時系列ダイヤグラムであり、TDM A予約プロトコルと本発明の方法の性能を比較するためのものである；

— 図6は、広帯域デジタル網におけるトラフィックの分割の図である；

— 図7、8、および9は、本発明の方法を利用するための、接続の許可/拒否のアルゴリズムを繰り返すためのダイヤグラムである；

— 図10および11は、本発明の方法のパラメータの等価性を説明するためのダイヤグラムである；

— 図12は、本発明の接続の許可/拒否のアルゴリズムを示す；そして

— 図13は、本発明のアルゴリズムの実施のための、接続の許可/拒否の自動制御装置の簡易なブロックダイヤグラムである。

以下の記述の第一の部分では、各地上局による各受信バーストへのリソースの割当要求の送信に関して、既知のTDM A予約プロトコルと比較しながら、本発明の方法の利点が紹介される。この比較は、予想によらないリソース予約方式を使用する既知の全ての型のプロトコルに拡大できるだろう。

記述の第二の部分は、中央局で実施される、接続の要求を許可すべきか許可すべきでないかを決めることのできる、本発明のアルゴリズムに関するものである。実際、本発明では、一つの接続中に送信されるバーストのためのリソースの割当要求は当該バーストの特性とは無関係なので、従って、全ての要求が満足されなければならない。

続いての記述の中では、本発明を利用する特定の方式が、衛星通信網の双ビーム・アーキテクチャに関して述べられる。専門家であれば、本発明の範囲内で変更を採り入れられることが当然、分かるであろう。例えば、本発明は単ビーム・アーキテクチャにも、或いは衛星通信網の任意の数のビームを含むアーキテクチャにも適用できる。

図1Aは双ビーム広帯域デジタル網のアーキテクチャを図式的に表す。ネットワークは、第一のビームAの第一のユーザー局SU₁...SU₁...SU₁の群と、第二のビームBの第二のユーザー局の群(図には表されていない)の間に、例えば大陸間通信の場合のような、衛星経由の通信を確立する。“ユーザー局”という言葉は、ユーザーの送受信機または端末を示すこともある。1は1からIまでの整数であるとし、ユーザー局SU_iは、ユーザー・インターフェースUI_iを介して、それぞれの地上局ST_iに接続されている。

図1Bに示すように、“広帯域”デジタル網の様々なユーザー局に組み入れられた様々な散発的サービスは、それぞれの接続が行われている間に、長さTが可変の(a行)メッセージを発生し、この長さはビット数で表される。メッセージはネットワークの中を、上記で既に定義したATMセル(b行)の形で通過する。これらの様々なデジタルサービスが散発的トラフィックの源になるが、それらは、繰起するメッセージ間の時間間隔ITが比較的長いことが特徴であり、メッセージのビットは最大通信量D...で生成される。次の三つのパラメータが一つの源のトラフィックを定義する：

- メッセージ生成の二進法平均通信量 $D_{avg} = T \cdot a / I \cdot T$ 。ここでT...とIT...は一つのメッセージの平均長さとして二つのメッセージ間の平均間隔を表す。
- 源のサービスの散発性 $SP = D_{avg} / D_{max}$ 、および
- セル数で表されるバーストの平均長さ。

図1Bのb行に示すように、一つのデジタルサービス(a行)により生成される様々なメッセージは、デジタル網の中を、確立された規格に従うATMセルの形で送信される。以下に使われる“バースト”という語は、散発的性格のサービスのメッセージをD...より大きいネットワークの二進法通信量DRで送信されるセルに分割することから生じるATMフォーマットのセルの集合を表す。

地上局は、その他に、衛星SAへ向けての再送信のために、様々なユーザー局から送信された情報を実質および符号化する働きもする。中央管理局SCは、共通のリソース、即ち少なくとも1本の搬送周波数衛星チャネルの時間的な管理、様々な地上局ST_iからST_iの監督と制御、および以下に見るような接続の確立と解除を行う。ビームB(図には表されていない)において、一つの管理局が“エコー”と言われる機能を果たす；この“エコー”機能は、本質的に、相手側のビーム、ここではビームAへ向けて、この相手側のビームからAMR Tフォーマットのフレームの中で受信した信号サブフレームを再送信することからなる。特にこの“エコー”機能は、地上局から信号サブフレームの中で送信されてきた接続要求メッセージとリソース割当要求メッセージを、接続の許可の決定に責任をもつ中央局SCの方へ再送信することに寄与する。既に指摘したように、広帯域デジタル技術では、古典的な方法による接続間の流量の管理が妨げられる。リソースへの接続の直前に、リソース割当の機構が利用されなければならない。本発明のリソース割当の機構を満足させるために、地上局ST_iが出す接続要求の集合を管理することは中央局SCの役割である。

中央局SCから地上局ST_iに対して接続許可が出ると、地上局ST_iとビームBの他の任意の局の間で衛星SA経由でこの接続のバーストが送信される。

簡明化のために、中央局SCによる地上局ST₁...ST₁...ST₁へのリソース割当方法(またはプロトコル)だけを記述し、衛星通信網のためのATMプロトコルの基準モデルに定義された機能の集合、例えばメッセージのバーストへの分割、ある群の様々なユーザー局から送信され、この群のそれぞれの地上局により受信されるセルのフレーミング、実測、等は考慮しないことにする。従って、記述に沿って定義される方法(またはプロトコル)は、衛星経由の相互接続のより一般的なモデルにおける“層”と見なされるべきである。

2本のビームの地上局間に確立される接続は、サービスの性質に応じて2種類ある：

“回路モード”通信に対応する、従って、ATMセルの“連続した”列が特徴の、定通信量の接続、および、比較的長い時間間隔をおいたセルの列によって定義される、散発性格の接続。

図3を参照すると、中央局SCを介して衛星SA経由の接続を確立する地上局ST_iの状態E1からE5のダイヤグラムは、バーストごとにリソースを割り当てるプロトコル、つまりTDM A予約プロトコルに関するものである。この既知のプロトコルは、衛星SA経由の通信の確立のための、中央局SCによる様々な地上局へのリソースの動的な割当に利用される。中央局SCは、その他に、衛星SA経由で確立すべき接続について、様々な地上局ST_iに割り当てるリソースを管理する。

第一の状態E1では、地上局ST_iはバーストを待っている。既に指摘したように、これは、この地上局ST_iにより確立される散乱的接続の一つによって作られるメッセージのバーストの受信を待っていることを意味する(図1A)。バーストの始まりを受信すると直ちに、地上局ST_iはこのバーストを記憶するための第二の状態E2になる。この記憶は、このバーストを完全に記憶するまでは地上局ST_iがいかなる行動もとらないことを意味する“蓄積交換”方式で行われる。バーストの終了を検出した後、地上局ST_iは受信したセルの数で表されるバーストの長さLRを計算し(状態E3)、セルはビット数で表される一定の長さを持つ。バーストの長さは衛星SA経由でバーストを送信するために地上局ST_iが必要とする与えられるリソースに対応するが、その長さを計算した後、地上局ST_iは、図2に示したAMRTフォーマットのフレームの中で地上局ST_iに割り当てられる信号の時間間隔ITS_iを待つ(状態E4)。

地上局ST_iに割り当てられた時間間隔ITS_iの中で送信する予約メッセージMR_iの中で、地上局ST_iは送信するバーストの長さLRの情報を送ったリソース予約要求を送る。中央局SC内のリソース割当装置が、ビームBの端末のエコー再送信によって、この予約メッセージMR_iを受信する。この割当装置は、様々な地上局ST₁...ST_nからそれぞれの予約メッセージMR₁...

MR_nによって送信される様々な予約要求を管理し、リソースを割り当てる。地上局ST_iから出された予約メッセージMR_iを中央局SCが受信すると、中央局SCの割当装置は、ネットワーク内のトラフィックの関数である持続時間Taが終わった時点で地上局ST_iにリソースを付与する。このリソースの付与は、中央局SCから地上局ST_iへデータサブフレームSTD_iの中の時間間隔IT_iを割り当てるという形で行われる。地上局ST_iに割り当てられる時間間隔IT_iの長さは、予約メッセージMR_iの中で送信されるバーストの長さに直接比例する。従って、地上局ST_iが受信したバーストの全体をATMセルの形で送信できるように、バーストの長さLRの関数である持続時間で、リソース(状態E5)が地上局ST_iに付与される。中央局SCによるリソースつまり時間間隔IT_iの解放に対応する、地上局ST_iによる当該バーストの送信の終了時に、地上局ST_iは第一の状態に戻り、次のバーストを待つ。

広帯域デジタル網の中でのTDMA予約プロトコルの使用は、持続時間の長いバーストの送信についての二つの相反する点を考慮すると、不都合が起きる：

— 画像、データベースのリアルタイムの検索、等の様々な分野で使用者に高水準のサービスの質を提供するためには、ネットワークの“反応時間”が非常に短くなければならない。

— 非同期時系列技術は、先ず第一に、待機ファイル

の管理に基づくパケットモード技術である。

しかるに、図3の状態ダイアグラムに示したように、地上局ST_iから中央局SCへの予約メッセージMR_iを通したリソース割当要求が実現するのは、宛て先の地上局へバーストを送信する場合に、このバーストを完全に記憶した後でしかない。中央局SCのリソース割当装置が予約メッセージを受信するのは、TRをバーストの持続時間、2T₁を地上局ST_iと中央局SCの間の予約メッセージの往復送信時間(地上-衛星-地上-衛星-地上)とする時、時間T₁ = TR + 2T₁を経た後である。予約メッセージは次に中央局SCの割当装置の待機ファイルFIFOに記憶され、待機時間Taを経た後に処理される。このようにして、リソース、つまり実際にはデータサブフレームSTD_iの時間間隔IT_iが中央局SCにより地上局ST_iに割り当てられるのは、時間T₁ = TR + 2T₁ + Taを経た後である。

“往復”送信時間2T₁と待機時間Taは、選ばれた実施法のネットワークの内在的な特性(容量、遅延、実施)に依存するので変えることは難しい。逆に、バーストの持続時間TRは、そのバーストまたはそこから出るメッセージの持続時間が長い時(画像サービス)、重大な遅れを招く。

本発明の方法は、図4の状態ET1、ET2-ET2', ET3'-ET3およびET4のダイアグラムに示すように、主として、リソースの割当の遅れを削減するこ

とを目的とする。最初、第一の状態ET1において、地上局ST_iはバーストを待っている。地上局ST_iにより接続が確立されている間に、生成されたバーストの始まり、即ちバーストの第一のセルが地上局ST_iにより検出されると、地上局ST_iはこのバーストの記憶を開始するために第二の状態ET2に移行する。しかしながら、TDMA予約プロトコルと違い、この記憶の状態ET2において、地上局ST_iは信号サブフレームSTS_iの中で地上局ST_iに割り当てられた信号時間間隔ITS_iを待つ。バーストの記憶の開始に続いて時間間隔ITS_iが検出されると、地上局ST_iはこの時間間隔の中で、中央局SCに向けて、割当要求メッセージMD_iを送信する(状態ET2')。中央局SCによって受信されたこの割当要求メッセージMD_iは、リソース割当装置のメモリーFIFOに記憶される。地上局ST_iへST_iから来た、リソース割当要求に関する全てのメッセージMD_iからMD_nは、このようにして、割当装置によって先着順に処理される；この装置は、待機ファイルに記憶された様々なリソース割当要求を順番に処理し、周期的な時間間隔IT_iとして具体化されるリソースを、使用できるリソース容量に応じて、対応する遅延の様々な地上局に付与する。

このように、予約メッセージMR_iが地上局ST_iから送信されるのが一つのバーストを完全に受信してからであるTDMA予約プロトコルと違い、本発明の方法

は、バーストの始まりを検出すると直ちに、地上局 S T_i から中央局 S C への割当要求メッセージ M D_i の送信を予想により行う。

中央局 S C により地上局 S T_i に割り当てられたデータサブフレームの中の時間間隔 I T_i の検出の後、割当要求メッセージ M D_i の処理に続いて、地上局 S T_i は時間間隔 I T_i の中で当該バーストの送信を開始する。一つのバーストを完全に記憶し終えた後、地上局 S T_i は、状態 E T 3 で、記憶されたバーストの長さ L R または持続時間 T R を計算する。次に、このバーストの長さに関する情報が、図 4 の状態 E T 4 に示されるように、信号時間間隔 I T S_i の検出の後で、地上局 S T_i から中央局 S C へ終了メッセージ M F_i の中で送信される。終了メッセージ M F_i は、特に、地上局による衛星経由の当該バースト全体の送信が終わった時に、中央局 S C に対し、バーストの長さに関する情報を与え、割り当てられた間隔 I T_i を解放させる。

本発明の方法の性能と既知の T D M A 予約プロトコルの性能を比較するために、ある地上局 S T_i と中央局 S C の間に確立された一つのバーストの送信からなる通信または接続の実行中の信号の交換を図式的に示す図 5 A、5 B、および 5 C を参照する。

図 5 A は送信されるバーストの長さ L R を時間 t の関数として示す。最初の瞬間 t_0 と最後の瞬間 t_1 は、ユーザー局から送信量 D_{max} で送信される一つのバースト

を地上局 S T_i の中で記憶する範囲を定める。瞬間 t_0 と瞬間 t_1 、および瞬間 t_0' と瞬間 t_1' は、地上局 S T_i からビーム B の任意の局へ向けての、当該バーストの送信の時間的範囲を定めるが、それぞれ、本発明の方法を使った場合と T D M A 予約プロトコルを使った場合である。

図 5 B および 5 C は、地上局 S T_i と中央局 S C の間のバーストの送信の相を、それぞれ、上記のプロトコルによって、また、本発明に適合する方法によって図式的に示す。

T D M A 予約プロトコルに関する図 5 B において、地上局 S T_i は予約メッセージ M R_i を、“蓄積交換”方式で、バーストを完全に記憶してからしか送信しない。

この、送信時間 2 T_i を経た後に中央局 S C が受信する予約メッセージ M R_i が中央局 S C により処理されるのは、中央局 S C のリソース割当装置の待機ファイル内に記憶された予約メッセージ M R_i の処理時間に相当する。待機時間 T a を経た後である。中央局 S C によるリソースの割当は、地上局 S T_i へのデータサブフレーム S T D_i の中で時間間隔 I T_i を予約メッセージ M R_i に含まれるバーストの長さの情報に応じて割り当てるといって行われ、また、当該地上局による当該バーストの送信に、ある時間 ($t_0' - t_0$) だけ先行する。

本発明の方法に関する図 5 C では、割当要求メッセージ M D_i は、信号の時間間隔 I T S_i の検出の後でバーストの検出が始まると、地上局 S T_i から中央局 S C に対して送信される。すると、後で見えるように、中央局 S C により地上局 S T_i に対して、同じく待ち時間 T a を経た後に送信量 D_i ... が割り当てられる。しかしながら、メッセージ M D_i は地上局 S T_i がバーストの最初のセルを受信すると直ちに送られているので、特に持続時間の長いバーストについては結果として送信時間が節約される。

衛星チャネルの中のトラフィック負荷容量の割当を要約した図 6 を参照すると、衛星チャネルの総容量 C。の一部分は信号サブフレーム S T S に当てられているが、他の二つの部分は、それぞれ、ビーム A とビーム B の地上局間に確立される連続的接続と散発的接続に当てられ、これらの部分はデータサブフレーム S T D の中に含まれる。散発的接続に当てられる有効部分は非常に変わりやすいが、連続的接続、つまり定通信量の接続に当てられる部分はよりゆっくり変化する。事実、連続的接続に割り当てられる時間間隔 I T_i は、接続-割当の一回の要求を受けて割り当てられ、一定の長さで周期的である。

本発明の方法の原理を T D M A 予約プロトコルとの比較において示す記述の第一の部分では、ある地上局 S T_i から送信される各バーストについて全てのリソース割当要求が満足されねばならないことが明確に立証される。割当要求の時に、受信したバーストに必要な容量に

ついての情報が全く送られないからである。この場合、バースト送信のためのあらゆる接続の許可には、ネットワークの過負荷とネットワークの性能の悪化の危険を伴うことを免れない。そこで、接続または通信の拒否/許可をつめるアルゴリズムを確立することが必要である。今度はこのアルゴリズムを、記述のこの第二の部分で紹介する。

散発的トラフィックの観点からは、ある与えられた瞬間に、実際には一つの地上局はそこへつながれている一つのユーザー局の複数の端末のそれぞれのために複数の接続を確立するのであるが、ここではビームの I 個の地上局 S T_i から S T_j が各々一つずつの接続 C O M_i から C O M_j を確立したと仮定する。ネットワークの配位は、ビーム A とビーム B の間に確立される I 個の接続 C O M_i から C O M_j のそれぞれに関連する I 個の三つのパラメータからなる群および散発的接続 C o に使用できる総容量であるところのネットワークの全体的パラメータによって完全に定義される。確立された接続の各 C O M_i のそれぞれに関連する三つのパラメータは次のものである：

- 一つの接続の実行中に地上局 S T_i によりそれぞれ生成されるバーストの平均長さ L m_i で、セルの数で表されるもの、
- 当該接続のバーストの散発性 S P_i、および
- 使用できる容量 C o と各局から発生する最大通信

星 $D_{..}$ の間の負荷係数 RA_i で、この容量はビット/秒で表されるもの。

図7、8、および9に示した全ての曲線は、統合サービスデジタル衛星通信網の行動を、非同期時系列技術(ATM)を用いてシミュレーションすることによって得たものである。シミュレーション・ツールはSIMSCRIPT語でプログラムされたコンピューターである。実現されたシミュレーションにおいては、特に、信号サブフレームSTSが持続時間30マイクロ秒のフレーム全体の最小5%を占め、また、地上-衛星-地上の送信時間が300マイクロ秒であると仮定されている。本発明の特徴である、記述の第一の部分で紹介されたリソース割当方式を用いたリソース網の性能は、ある与えられた地上局による一つのバーストの受信の開始とビームBの任意の地上局に向けての当該受信バーストの再送信の間の遅れ(単位:秒)として測定される。この研究では、ビームAの様々な地上局ST、とビームBの地上局の間にそれぞれ確立される接続を特徴づける三つのパラメータは予め決められており、各接続について同一であると仮定する;接続の配位は一概なわけである。従って、様々な地上局間の“模擬された”接続のそれぞれは、同一の、バーストの平均長さ L_m 、散発性SP、および負荷係数 RA を特徴とする。パラメータの各々がネットワークの性能に、遅れに関して与える作用を、このようにして研究する。

地上局の間に中央局SCを経由して確立される接続の散発性が送信の遅れ $R_{..}$ に与える効果を示す。

図8に示した曲線も同じく、一様な配位のシミュレーションによって得られたもので、各接続を定義する三つのパラメータはそれぞれ同一である。接続の散発性の増大は遅れ $R_{..}$ の増大を引き起こすことに注意するべきである。

図9は、負荷係数 $C_i / D_{..}$ の増大が送信の遅れ $R_{..}$ に与える効果を示す。本発明の方法の性能は、散発的接続に使用できる容量 C_i が散発的接続の最大通信量 $D_{..}$ と比較して大きくなると改善される。

図7、8、および9を参照しながら記述したような“一様な”配位の性能の研究は、同一のパラメータ値(散発性、バーストの平均長さ、割当係数)を持たない接続を特徴とする多数のデジタルサービスが共存する広帯域統合サービスデジタル網の枠内での本発明の方法の決定的な実施を図るための実際の開発条件とは、あまりにかけ離れている。接続の拒否または許可をつめるための方法の実施をそこから導くためには、もっと一般的な研究が必要とされる。ネットワークの中に共存する、様々な値をとりうるパラメータを特徴とする不均等な接続の枠内で、接続の研究が行われる。この不均等な配位についての研究は、ビームAの地上局とビームBの地上局の間に確立される様々な接続を特徴づける三つのパラメータを同時に考慮してはならない。不均等であることが

図7には、ビームAの地上局ST、とビームBの地上局の間に中央局SCを経由して確立される接続の々について同一であると仮定したバーストの平均長さ L_m が、秒で表される送信の遅れ $R_{..}$ に与える影響が示される。この送信の遅れ $R_{..}$ は、統計的な平均値と見なされるべきであり、更に正確に言うと、 $R_{..}$ を下回る実際の遅れが得られる確率が99%であるとして分析されるべきである。

図7において、負荷係数 $C_i / D_{..}$ は4と仮定され、様々な曲線はそれぞれの散発性が23、45、および90の場合について描かれている。短いバースト(50セル以下)については、バーストの平均長さ L_m の増大は送信の遅れ $R_{..}$ の減少を引き起こす。この現象は、本発明のリソース割当原理と整合性がある。実際、様々な地上局ST、からそれぞれの接続中に送信される短いバーストについては、中央局SCへ向けて送信される、中央局SC内のリソース割当装置宛てのリソース割当時間に関する情報を含む、記憶の終了メッセージMF、の送信の遅れは、バーストが短いほど短い。その場合、衛星チャンネルのリソースの一部は、バーストの実際の送信との比較において、相対的に長い時間、地上局に割り当てられる。この現象を別にすると、50セル以上のバーストについては、バーストの平均長さの増大は送信の遅れ $R_{..}$ の増大を引き起こす。

図8は、第一のビームAの様々な地上局とビームBの

パラメータの各々に及ぼす効果を推定するためには、パラメータの各々を別個に研究する必要がある。

このシミュレーションを特徴づける各種パラメータの取りうる値は、前記の三つのパラメータに関わるものである。

図10および11は、それぞれ、他の二つのパラメータ RA と SP が一様であると仮定した場合の、バーストの平均長さ L_m 、が不均等であることの効果、または L_m と RA が一様であると仮定した場合の、散発性 SP 、が不均等であることの効果の研究するのに寄与する。

図10は、地上局により中央局SC経由でそれぞれ確立された k 個の接続のシミュレーションに関するもので、 k は例えば50である。このシミュレーションにおいては、ビームAの地上局とビームBの地上局の間の接続は、それぞれデジタル無線通信サービスの代表的な型である二種類であると仮定されている。全ての通信は23に等しい同一の散発性 SP と、4に等しい同一の割当係数 $RA_i = C_i / D_{..}$ を持つ。

“模擬された”接続は、各自のバースト L_m の平均長さの値が異なること、全部で二種類であることだけが違う点である。シミュレーションの簡明化のために、バーストの長さのとりうる二つの値を50セルおよび200セルとする。図10の横座標は1個の接続のそれぞれのバーストの長さの算術平均 $\bar{L}_m = (\sum L_m) / k$ である。実際で描かれた第一の曲線は、送信の送信の

遅れ $R_{..}$ を、 k 個の接続のそれぞれのバースト長さの算術平均 $\langle L_{m_i} \rangle$ の関数として示す。 k 個の接続はこのようにバースト長さを 50 セルおよび 200 セルとして模擬されているので、これは、算術平均が、全ての接続が 50 セルのバーストで配位されている場合の平均の最小値と全ての接続が 200 セルのバースト長さにより特徴づけられる場合の平均の最大値の間を変化することに対応する。点線の曲線は、不均等なモデルの k 個の接続について、それぞれのバースト平均長さ L_{m_i} が同一で、かつ、バースト平均長さの平均 $\langle L_{m_i} \rangle$ に等しい場合について、 k 個の接続のシミュレーションによって得られたものである。

図 10 において、二つのシミュレーションについて得られた曲線は非常に似ており、これは、本発明のリソース割当方法について、異なる長さのバースト L_{m_i} を生成する k 個の接続は、バーストの平均長さ L_{m_i} の平均に等しい同一のバースト長さ $L_{..}$ を持つ k 個の接続と等価であることを意味する。これは次の式によって表される：

$$L_{..} = (\sum_{i=1}^k L_{m_i}) / k \quad (\text{eq. 1})$$

図 11 は、 k 個の地上局 ST_i により中央局 SC 経由でそれぞれ確立された k 個の接続のシミュレーションに関するものである。“模擬された”各接続について、生

成されたバーストの長さ L_{m_i} は 50 セルに等しく、負荷係数 $RA_i = C_i / D_{i..}$ は 4 に等しい。

散発性の値だけが、確立された接続ごとに異なる。シミュレーションの簡明化のために、散発性のありうる値を 2 種類：100 と 1000 に限定する。図 11 の横座標軸は k 個の接続の散発性の値の算術平均 $\langle SP_i \rangle$ であり、縦座標軸は送信の遅れ $R_{..}$ を秒で表したものである。

実線の第一の曲線は接続の送信の遅れ $R_{..}$ を、 k 個の接続の散発性の値の算術平均 $\langle SP_i \rangle$ の関数として示すが、この遅れ $R_{..}$ は、全ての接続の散発性の値が 100 の場合の算術平均の最小値と k 個の接続の散発性の値が 1000 に等しい場合の算術平均の最大値の間を変化する。点線の曲線は、ビーム A の地上局 ST₁ とビーム B の地上局の間の中央局 SC 経由の k 個の一般的な接続のシミュレーションによって得られており、これらの接続についてはそれぞれの散発性の値は同一で、以下に等しい：

$$SP_{..} = k / \sum_{i=1}^k (1 / SP_i) \quad (\text{eq. 2})$$

図 11 によると、二つのシミュレーションについて得られた二つの曲線はほぼ同一であり、これは、この方法によると、異なる散発性の値 SP_i を持つ k 個の接続は同一の散発性の値 $SP_{..}$ を持つ k 個の接続と等価である

ことを意味する。

第三のパラメータに関しては、負荷係数 $RA_i = C_i / D_{i..}$ は、異なる負荷係数 RA_i を持つ k 個の接続（負荷係数に関して不均等な配位）と $RA_{..}$ で表される等しい負荷係数を持つ k 個の接続（一般的な配位）との間の等価の式で決めることができる。この式は次の形をとる：

$$RA_{..} = F(\text{実行中の接続 COM}_i \text{ についての } RA_i) \quad (\text{eq. 3})$$

上記の式 (eq. 1)、(eq. 2)、および (eq. 3) は、それぞれ、三つのパラメータ、即ち、バーストの長さ、散発性、および負荷係数の研究から導出されたが、それらは、本発明の方法を決定的に実施するための、接続の一般的な配位と接続の不均等な配位の等価特性に基づいた、ある接続の拒否または許可のつめを確立する、負荷の管理のアルゴリズムを構想させてくれる。

先に、いずれか一つの地上局 ST_i により確立される接続は三つのパラメータ、即ち、生成されるバーストの長さ L_{m_i} 、散発性 SP_i 、および負荷係数 $RA_i = C_i / D_{i..}$ により定義されることを見た。任意の一つの地上局 ST_i からの k 番目の接続要求 DC_i に対して、“必要最小総容量” CMR_{TOT} と呼ばれる一つの変数が定義され、これが当該接続要求 DC_i を中央局 SC が許可すべきか或いは拒否すべきかを評価させてくれる。 k 番目の接続についての変数 CMR_{TOT} の値は、既に確立

されている $(k-1)$ 個の接続のそれぞれの三つのパラメータおよび k 番目の接続の三つのパラメータに依存する。これは次の式で表される：

$$CMR_{TOT} = f(L_{m_1}, \dots, L_{m_k}, \dots, SP_1, \dots, SP_k, C_1 / D_{1..}, \dots, C_k / D_{k..})$$

この式において、括弧内のパラメータは任意に選択された地上局により既に確立された、またはこれから確立される k 個の接続の三つのパラメータを表す。

(eq. 1) と (eq. 2) から推定された等価性を考慮すると、上の式を次の形で書くことができる：

$$CMR_{TOT} = g(L_{..}, SP_{..}, C_1 / D_{1..}, \dots, C_k / D_{k..})$$

統計的平均データが、等価の値 $L_{..}$ と $SP_{..}$ は、それぞれ、常に上限 $L_{..}$ と $SP_{..}$ を下回ることを証明している。これらの上限は、ネットワークのトラフィックの配位がどうであれ、平均長さ L_{m_i} と散発性 SP_i を上回るものである。

従って、式は次のように書ける：

$$CMR_{TOT} = g(L_{..}, SP_{..}, C_1 / D_{1..}, \dots, C_k / D_{k..})$$

$L_{..}$ と $SP_{..}$ の値は一定だと仮定されているので、式は更に次の形に簡素化できる：

$$CMR_{TOT} = h(C_1 / D_{1..}, \dots, C_k / D_{k..})$$

式 (eq. 3) で数学的に表された、負荷係数 $RA_i = C_i / D_{i..}$ に関して不均等な配位と負荷係数に関して

一様な配位の間の等価性が、上に与えられた必要最小総容量 CMR_{req} を決める関数 h の簡化に寄与する。

実際、式 (eq. 3) によると、異なる負荷係数 $RA_i = C_i / D_i$ から $RA_i = C_i / D_i$ を持つ k 個の接続は、 RA_i に等しい同一の負荷係数を持つ k 個の接続と等価である。

負荷係数 RA_i と必要最小総容量 CMR_{req} の間の関係を確立するために、バースト長さと散発性を一定と仮定し、それぞれ、 L_{avg} と SP_{avg} であるとする。この関係は以下に述べるようにして得られる。

いずれか一つの地上局がこれから確立する、与えられた k 番目の接続 COM について、パラメータ D_{avg} と D_{max} 、だけが接続要求メッセージ DC の中で供給されなければならない。確立する k 番目の接続に対して式 (eq. 3) を用い、接続の散発性とバースト平均長さについての等価の値をそれぞれ SP_{avg} と L_{avg} と仮定して、実行中の $(k-1)$ 個の接続の最大通信量とこれから確立する新たな k 番目の接続の最大通信量の関数として、 k 個の接続についての等価な負荷係数 RA_i を導出する。この結果から、以下に紹介される本発明のアルゴリズムは、 k 個の接続要求 DC_i のそれぞれの中で送信される接続の平均通信量 D_{avg} の和の計算を行う。次に、等価の負荷係数 RA_i (負荷に関して一様な配位) に平均通信量の和 $SOM = \sum_{i=1}^k D_{\text{avg}}$ を掛けて、必要最小総

容量 CMR_{req} を得る。与えられた k 番目の接続は、この必要最小総容量 CMR_{req} が散発的接続 S に使用できる総容量を下回れば許可され、そうでなければ拒否される。

今度は本発明の方法を実施するためのアルゴリズムを、図 12 を参照しながら更に詳しく紹介する。

中央局 SC 内で接続の許可／拒否のつめを行う自動制御装置は、確立されようとしている、散発的性格の、与えられた k 番目の接続の、接続要求 DC を見分ける。すると、この自動制御装置は、接続要求 DC の中で送信される最大通信量 D_{max} と、実行中の接続の予め記憶されている最大通信量を使って、式 (eq. 3) に従って、全ての接続に関係する負荷係数 RA_i をそこから導出する。

自動制御装置は、次に、接続要求 DC の中で送信される平均通信量 D_{avg} と実行中の $(k-1)$ 個の接続の予め記憶されている平均通信量の和を出すので、 SOM が得られる。

得られた和 SOM に等価の負荷係数 RA_i を掛ける。掛け算の結果 CMR_{req} を、散発的接続に使用できる総容量 C と比較する。この容量 C が必要最小総容量 CMR_{req} を上回る場合だけ、接続は許可される。

連続的性格の接続の場合、接続に必要な容量は、散発的性格の接続に使用できる容量 C に動的に影響する。このアルゴリズムによると、図 12 の右側の、これが

ら確立する、通信量 D の、連続的性格の、与えられた新たな接続要求に対して、散発的接続に使用できる新たな容量 C' は、この与えられた新たな接続要求の出される前に使用できた容量 C から通信量 D を引いたものである。確立される散発的通信についての必要最小総容量 CMR_{req} が、前と同様に計算され、使用できる新たな容量 C' と比較される。もしこの新たな容量 C' が容量 CMR_{req} を上回ると、接続は許可され、そうでないと拒否される。従って、連続的性格の接続要求の場合は、この要求が実行中の散発的接続の必要最小総容量に影響しないなら、結果として散発的接続が妨げられることがないなら、その接続は許可される。

上記のアルゴリズムの実施のための、中央局 SC 内で接続の拒否／許可をつめるための自動制御装置の図が、図 13 に示される。回路はマイクロプロセッサ 130、プログラム・メモリ・ROM 131、実行中の接続の最大通信量 D_{max} のメモリ 132、実行中の接続の平均通信量 D_{avg} のメモリ 133、ファイル $FIFO$ 134、受信回路 135、および送信回路 136 を含む。プログラム・メモリ 131 は、図 12 に示されるアルゴリズムに対応する低レベル言語のプログラムを記憶する。

メモリ 131、132、133、および 134、およびマイクロプロセッサ 130 は、アドレスバス BA およびデータバス BD によって接続されている。

ビーム A に向けてエコー・チャンネル内に再送信される接続要求メッセージ DC を通信信号サブフレーム $SFTS$ は受信回路 135 により受信され、復号化され、マイクロプロセッサ 130 に印加される。受信回路 135 は、特に、復調、復号化、および同期化の機能を保証する。ある接続が許可されると、図 12 に示したアルゴリズムに従う計算が、マイクロプロセッサにより、等価の負荷係数 RA_i を導出するためには特にメモリ 132 内の最大通信量を読み取ることによって、また、 RA_i から必要最小総容量 CMR_{req} を計算するためにはメモリ 133 内の平均通信量を読み取ることによって行われた後に、記述の第一の部分で紹介されたようなリソース割当装置がこの接続の各バーストに対して用いられるので、実行中の他の接続要求による影響を受けることがない。

FIG. 1A

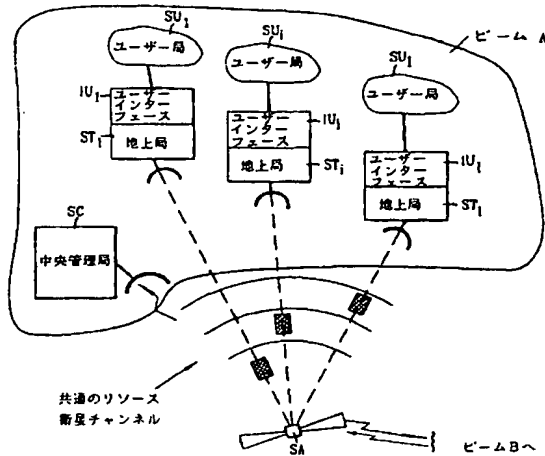


FIG. 1B

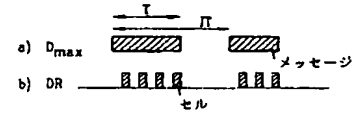


FIG. 2

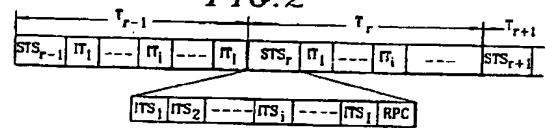


FIG. 3

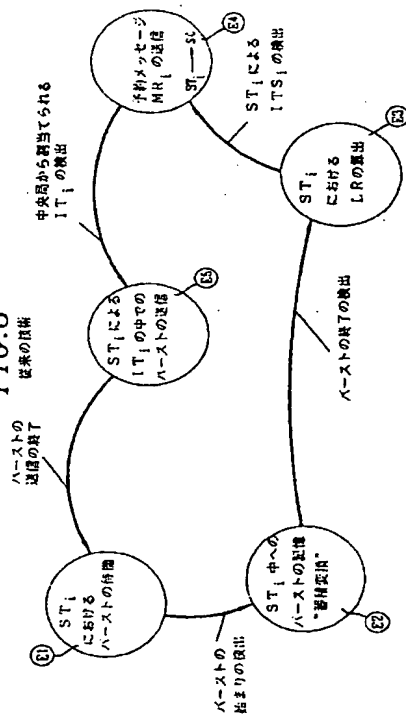
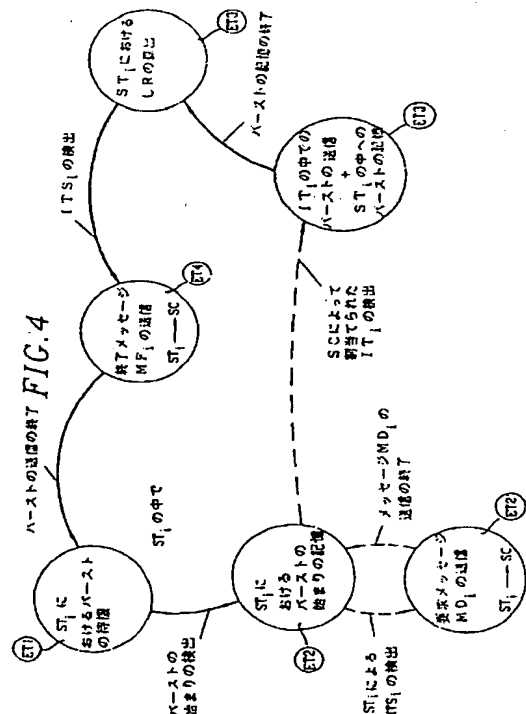


FIG. 4



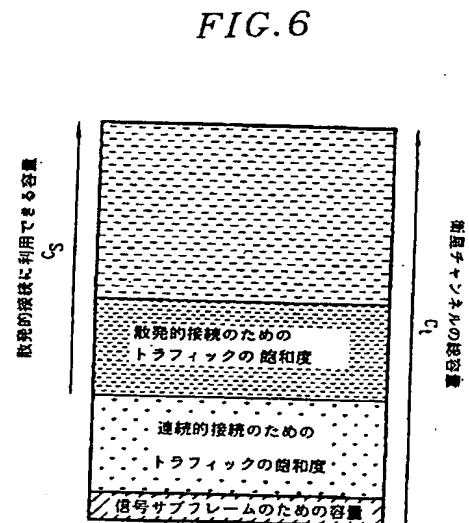
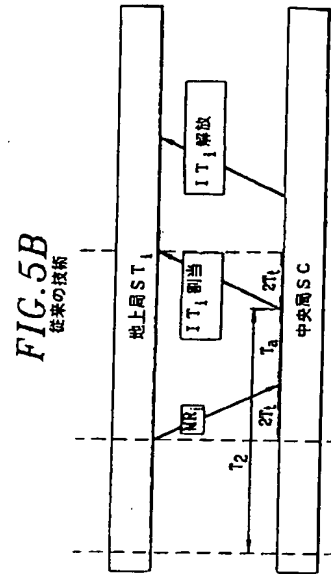
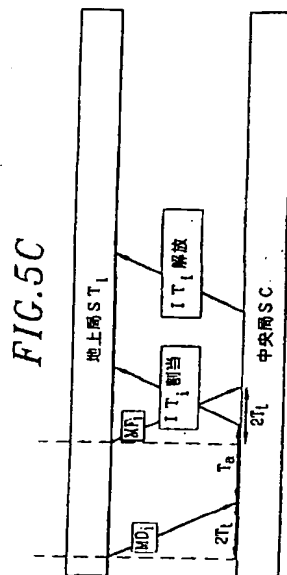
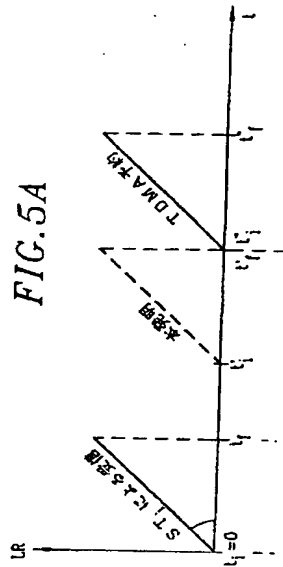


FIG. 7

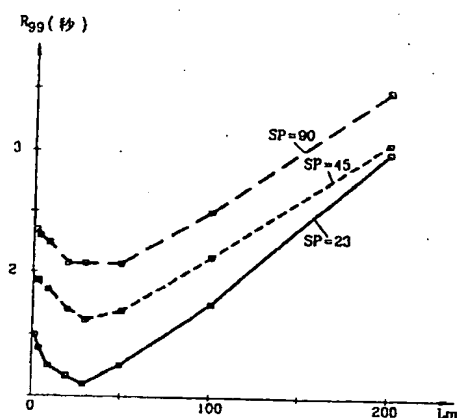


FIG. 8

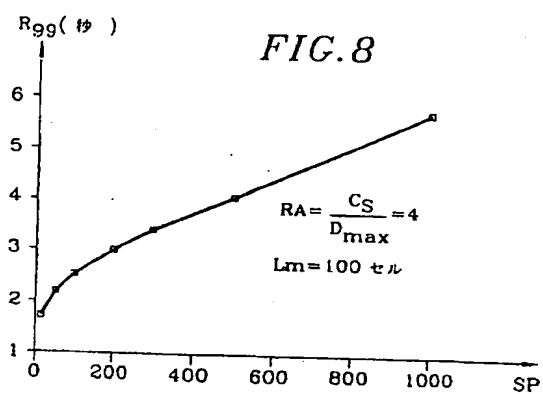


FIG. 9

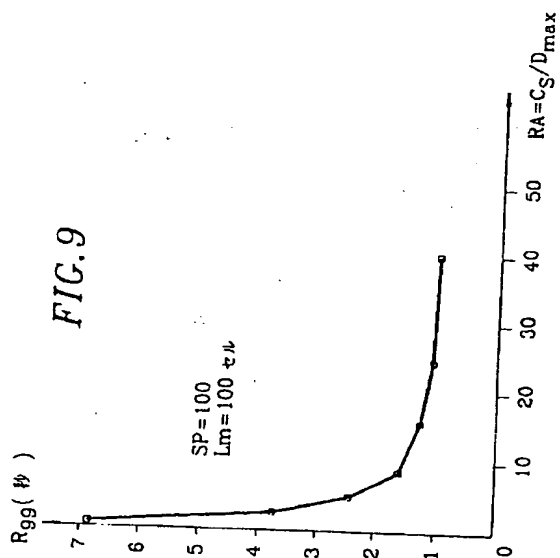


FIG. 10

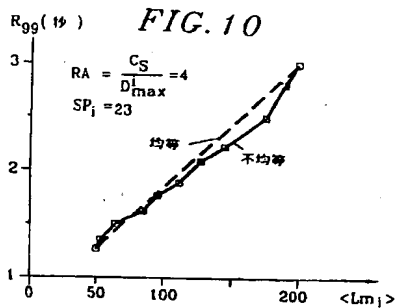


FIG. 11

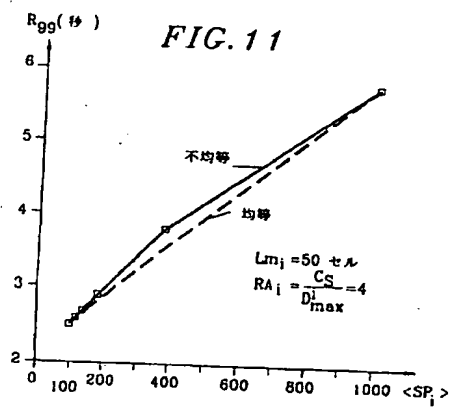


FIG.12

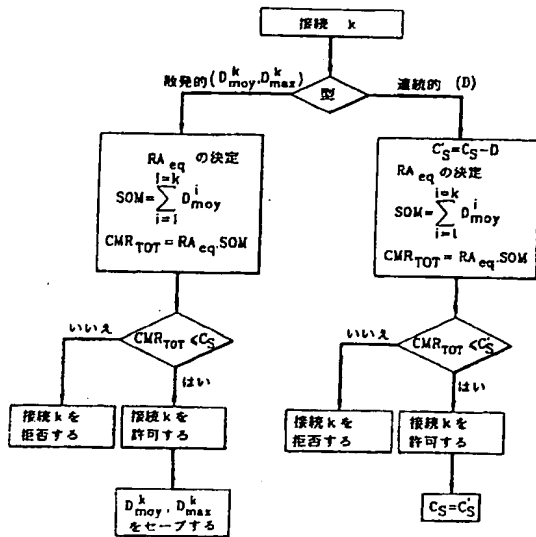
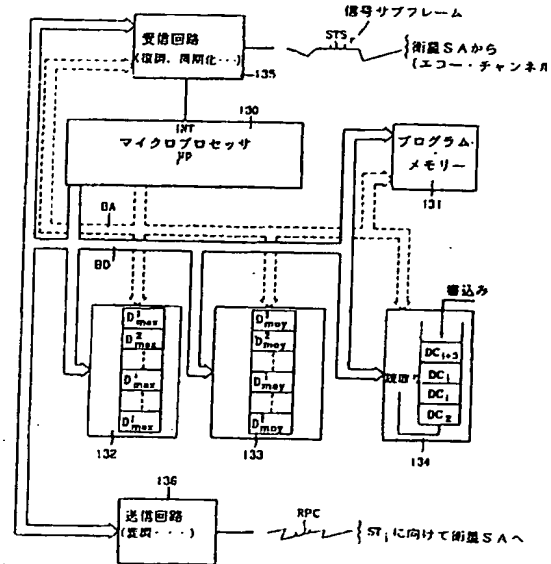


FIG.13



国際調査報告		International application No. PCT/JP92/02292
A CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER IPC ³ : H04L 5/22; H04J 13/00; H04B 7/15; H04L 13/54; H04J 3/16 According to International Patent Classification (IPC) as to technical classification and IPC		
B FIELD(S) SEARCHED IPC ³ : H04B; H04L; H04J Documents searched were: H04B 7/15; H04J 13/00; H04L 13/54; H04J 3/16 Documents searched were: H04B 7/15; H04J 13/00; H04L 13/54; H04J 3/16 Documents searched were: H04B 7/15; H04J 13/00; H04L 13/54; H04J 3/16		
C DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT Category: C: Section of document, with indication, where appropriate, of the relevant paragraph.		
Y: PROCEEDINGS OF THE IEEE, Vol. 79, No. 2, February 1991, pp. 170-179 J.J. BAE ET AL. 'Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks' see page 174, right-hand column, paragraph 6 - page 175, right-hand column, paragraph 2 see page 176, left-hand column, paragraph 1 - page 176, right-hand column, paragraph 1 see page 176, right-hand column, paragraph 4 - page 177, left-hand column, paragraph 1 see page 180, right-hand column, paragraph 5 - page 181, left-hand column, paragraph 1	2-4	1
Y: US, A, 4736371 (TETJMA ET AL) 5 April 1988 see column 1, line 58 - column 2, line 32 see column 2, line 59 - column 2, line 68 see column 3, line 34 - column 3, line 46 see column 7, line 28 - column 7, line 42 see figures 1, 2A	2	1
<input type="checkbox"/> Further documents are listed in the continuation of Box C <input type="checkbox"/> See previous family pages.		
Date of the international search report: 15 November 1992 (19.11.92) Date of the international search report: 27 November 1992 (27.11.92) Date of the international search report: 27 November 1992 (27.11.92)		
Disposition: Patent Office From: PCT/JP92/02292		

国際調査報告		International application No. PCT/JP92/02292
C DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT Category: C: Section of document, with indication, where appropriate, of the relevant paragraph.		
A: INFOCOM '89, 23-27 April 1989, OTTAWA, CA, Vol. 2, pages 632-640 F. DELLA PRISCOLI ET AL.: 'ACCESS AND SWITCHING TECHNIQUES IN AN ATM USER-ORIENTED SATELLITE SYSTEM' see abstract see page 637, left-hand column, paragraph 4 - right-hand column, paragraph 4 see page 637, right-hand column, paragraph 7 see page 638, left-hand column, paragraph 4 see figure 2	1-2	1
A: EP, A, 0433699 (STDPORG) 26 June 1991 see column 2, line 27 - line 34 see column 3, line 26 - line 33 see column 3, line 38 - line 43 see column 4, line 7 - line 41	1,2	1

This report lists the patent family members relating to the patent documents cited in the above-mentioned international search report.
The numbers are as indicated in the European Patent Office (EPO) file.
The European Patent Office is to be kept aware of these particulars which are merely given for the purpose of information. 19/11/92

Patent documents cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
US-A-4736377	05-04-88	JP-B- 3062329	25-09-91
		JP-A- 62168435	24-07-87
		JP-B- 3062330	25-09-91
		JP-A- 62199129	02-09-87
		JP-A- 63053322	16-01-88
		JP-B- 3062328	25-09-91
		JP-A- 62157428	13-07-87
		AU-B- 582723	05-04-89
		AU-A- 6705986	02-07-87
		CA-A- 1261080	26-09-89
		EP-A- 0228709	15-07-87
EP-A-0433659	26-06-91	None	

04/11/92

For more details about this entry, see Official Journal of the European Patent Office, No. 11/92

フロントページの続き

(51) Int. Cl. 5

H 0 4 Q 3/00

識別記号

序内整理番号

9076 -5K

F I

(72) 発明者 セレ ドミニーク

フランス国, 91190 ジフ シュール
イヴェッティ アリー ドゥ ラ クレリ
エール 148番地

(72) 発明者 トンドリオー マーク

フランス国, 31320 カスタネット, ブ
ラス デ シャルム 4番地